

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平7-64841

(43) 公開日 平成7年(1995)3月10日

(51) Int.Cl.⁶

G 0 6 F 12/00

G 1 1 B 20/12

識別記号

5 2 0 J

庁内整理番号

8944-5B

9295-5D

F I

技術表示箇所

審査請求 未請求 請求項の数10 O L (全 19 頁)

(21) 出願番号 特願平5-211296

(22) 出願日 平成5年(1993)8月26日

(71) 出願人 000005223

富士通株式会社

神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

(72) 発明者 中島 一雄

神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

富士通株式会社内

(72) 発明者 内海 研一

神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

富士通株式会社内

(74) 代理人 弁理士 斉藤 千幹

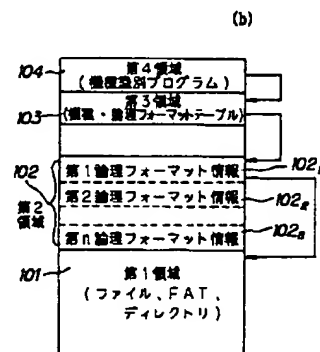
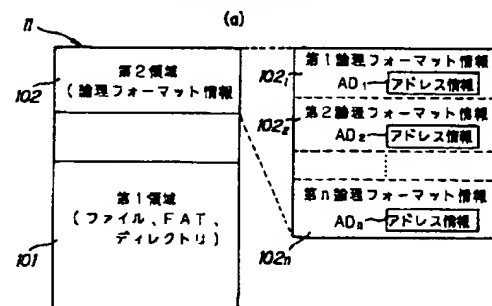
(54) 【発明の名称】 可換記録媒体及びその制御方法

(57) 【要約】

【目的】 1枚の可換記録媒体を複数種のコンピュータ機器で共通に使用する。

【構成】 可換記録媒体11の第2領域102に第1領域101に記録されている共用データを管理する複数種の論理フォーマット情報102₁～102_nを記録する。可換記録媒体11が装着されると、コンピュータ機器は第2領域102より自分に応じた論理フォーマット情報を読み取り、以後、該読み取った論理フォーマット情報に基づいて第1領域101の共用データにアクセスする。又、可換記録媒体の第3領域103にコンピュータ機器の機種と該機種の論理フォーマット情報を格納する位置との対応関係を記録する。各コンピュータ機器は前記対応関係を参照して自分の論理フォーマット情報が記憶されている位置を認識し、該位置より論理フォーマット情報を読み取る。

本発明の原理説明図



【特許請求の範囲】

【請求項 1】 少なくともファイルを記録する第 1 領域と、第 1 領域内のデータを管理するための論理フォーマット情報を記録する第 2 領域を備えた可換記録媒体において、

前記第 2 領域に前記第 1 領域に記録されているデータを管理する複数種の論理フォーマット情報を記録してなる可換記録媒体。

【請求項 2】 コンピュータ機器の機種に応じた第 2 領域内の位置に、該機種の論理フォーマット情報を記録する請求項 1 記載の可換記録媒体。

【請求項 3】 各論理フォーマット情報に第 1 領域内のデータにアクセスするために必要なアドレス情報を含ませた請求項 1 又は請求項 2 記載の可換記録媒体。

【請求項 4】 少なくともファイルを記録する第 1 領域と、第 1 領域内のデータを管理するための論理フォーマット情報を記録する第 2 領域を備えた可換記録媒体において、

前記第 2 領域に前記第 1 領域に記録されているデータを管理する複数種の論理フォーマット情報を記録し、かつ、コンピュータ機器の機種に対応させて該機種の論理フォーマット情報を格納する位置を記録する第 3 領域を設けてなる可換記録媒体。

【請求項 5】 コンピュータ機器の機種を識別するための機種識別プログラム記憶する第 4 領域を有する請求項 4 記載の可換記録媒体。

【請求項 6】 少なくともファイルを記録する第 1 領域と、第 1 領域内のデータを管理するための論理フォーマット情報を記録する第 2 領域を備えた可換記録媒体の制御方法において、

前記第 2 領域に前記第 1 領域に記録されているデータを管理する複数種の論理フォーマット情報を記録し、各コンピュータ機器は第 2 領域より自分に応じた論理フォーマット情報を読み取り、該読み取った論理フォーマットに基づいて第 1 領域のデータにアクセスする可換記録媒体の制御方法。

【請求項 7】 コンピュータ機器の機種に応じた第 2 領域内の位置に該機種の論理フォーマット情報を記録し、

各コンピュータ機器は自分に応じた第 2 領域の位置より論理フォーマット情報を読み取る請求項 6 記載の可換記録媒体の制御方法。

【請求項 8】 各論理フォーマット情報に第 1 領域内のデータにアクセスするために必要なアドレス情報を含ませ、

各コンピュータ機器は該アドレス情報を用いて第 1 領域のデータにアクセスする請求項 7 記載の可換記録媒体の制御方法。

【請求項 9】 少なくともファイルを記録する第 1 領域と、第 1 領域内のデータを管理するための論理フォーマ

ット情報を記録する第 2 領域を備えた可換記録媒体の制御方法において、

可換記録媒体の第 2 領域に前記第 1 領域に記録されているデータを管理する複数種の論理フォーマット情報を記録し、かつ、可換記録媒体の第 3 領域にコンピュータ機器の機種と該機種の論理フォーマット情報を格納する位置との対応関係を記録し、

各コンピュータ機器は前記対応関係を参照して自分の論理フォーマット情報が記憶されている位置を認識し、

該位置より論理フォーマット情報を読み取り、該読み取った論理フォーマット情報に基づいて第 1 領域のデータにアクセスする可換記録媒体の制御方法。

【請求項 10】 コンピュータ機器の機種を識別するための機種識別プログラムを可換記録媒体の第 4 領域に記録し、

コンピュータ機器は該機種識別プログラムにより自分の機種を識別し、

該識別した機種に応じた論理フォーマット情報が記録されている位置を前記対応関係より求める請求項 9 記載の可換記録媒体の制御方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】 本発明は交換可能な記録媒体（可換記録媒体）及びその制御方法に係り、特に複数種の論理フォーマットをサポートする可換記録媒体及びその制御方法に関する。

【0002】

【従来の技術】 光ディスクでは、レーザ光を直径約 1 μ m の微小光スポットに絞って情報信号の記録、再生を行なう。このため、記録密度が高く 1 ビット当りのメモリコストを安くでき、しかも、高速アクセスが可能で、更には非接触で記録再生が行える利点があり、高密度大容量メモリとして実用化されている。かかる光ディスクは分類すると、予め情報を記録しておき、再生のみを行う光ディスク（ROM ディスク）と、情報の記録、再生が可能な光ディスク（RAM ディスク）と、光ディスク内に上記 2 つのタイプが存在するパーシャル ROM ディスクに大別できる。

【0003】 ROM ディスクは図 17 (a) に示すように、透明なプラスチック層 1 に情報をビット（凹凸）2 で記録し、該ビット面に蒸着等により金属膜（例えばアルミニウム）3 を形成し、その上に保護層 4 を設けたものである。かかる ROM ディスクにおいて、信号層（ビットと金属膜）に図 17 (b) に示すように対物レンズ OL を介してレーザビーム RB を照射すると、ビットの無いところで光がそのままほとんど返ってくるが、ビットのあるところではビットにより回折され、戻り光は対物レンズ OL の視野外に出てしまい、光の一部が対物レンズに戻ってくるに過ぎない。従って、戻り光をフォトダイオードで検出することにより情報を読み取ることがで

きる。このように、ROMディスクでは情報をピットで記録するため、磁気記録等に比べ情報がこわれにくく、しかも、スタンピングにより大量の情報を大量枚数容易に作成できる利点があり、電子化出版物の記憶媒体等として有効である。しかし、ROMディスクにはユーザが自分で作成した文書等を書き込むことができない。

【0004】RAMディスク（光磁気ディスク）は基板上にTbFeCo等のアモルファス磁性薄膜等を被着したものであり、磁性膜の磁化反転に必要な保磁力が温度の上昇に応じて小さくなる性質（温度補償点で保磁力は零）を利用する。すなわち、レーザビームを照射してディスク媒体の温度を200°C付近まで上昇させて保磁力を弱めた状態で弱磁界を掛けて磁化方向を制御して記録、消去するものである。従って、図18(a)に示すように、磁性膜5上の磁化方向が下向きの状態において、書き込みコイル6により上方向の磁界を掛け、図18(b)に示すように磁化方向を反転したい部分にレーザビームLBを対物レンズOLを介して照射すると、該部分の磁化方向が反転して上方向になり、情報の記録ができる。又、情報の読み取りに際しては、図18(c)に示すようにy軸方向の偏光面を有するレーザビームLBを磁性膜5に照射すると、磁気カー効果により磁化方向が下向きの部分では時計方向に偏光面が θ_x 回転した反射光LB0が得られ、磁化方向が上向きの部分では反時計方向に偏光面が θ_x 回転した反射光LB1が得られる。従って、反射光の偏光状態を検出することにより磁化の向き、換言すれば情報を読み取ることができる。このように、RAMディスクは書き換え可能であるため、ROMディスクと異なり、ユーザは自分が作成した文書等を自由に書き込むことができる。従って、RAMディスクは所定エリアにシステムプログラムや文字フォント等の固定情報を記録して該エリアを書き込み禁止エリアとし、その他の領域をユーザ作成の文書や追記情報、バージョンアップ情報を記録するエリアとして使用できる。しかし、RAMディスクでは固定情報を一々熱磁氣的に書き込む必要があるため、製作に時間がかかると共に、コストアップを招来する。

【0005】パーシャルROM（パーシャルROM光磁気ディスク）は、ROMディスクと同一構造のROM領域とRAMディスクと同一構造のRAM領域を備えている。このため、システムプログラムや文字フォント等の固定情報はスタンピングによりROM領域に記録でき、一々書き込む必要がない。また、ユーザは作成した文書を自由にRAM領域に書き込むことができる。すなわち、パーシャルROMは1枚のディスクに固定情報を記憶する領域（ROM領域）と書き換え可能領域（RAM領域）を必要とする用途に最適である。

【0006】ISO規格によれば、3.5インチ光ディスクは同心円状又はスパイラル状のトラックを片面当たり約10,000トラック備えており、全トラックは扇型に2

5セクタ（25ブロック）に分割されている。図19は国際標準規格（ISO規格）に基づく光ディスクの構成説明図であり、説明の都合上ディスクの一部を切り開いたもので、横方向をブロック（セクタ）番号（0~24）、縦方向をトラック番号としたものである。第3トラックから9996トラック迄がユーザが通常の方法でアクセスできるアクセス可領域（ユーザデータゾーン）11'である。アクセス可領域11'は、①全領域がRAM部12'の場合（フルRAMディスク）、②全領域がROM部13'の場合（フルROMディスク）、③内側をRAM部12'、外側をROM部13'とするパーシャルROMディスクの場合がある。アクセス可領域11'の内側と外側の各3トラックにはディフェクトマネージメントエリアDMA（Defect Management Area）14a、14bが設けられ、更に、その内外周にはインナコントロールトラック（内周制御ゾーン）15a、アウトコントロールトラック（外周制御ゾーン）15b、余白部16a、16bが設けられている。ディフェクトマネージメントエリアDMAはアクセス可領域11'に欠陥セクタが発生した時のエラー情報、代替セクタ等を管理する領域である。

【0007】アクセス可領域11'の先頭には図20に示すように、区画管理テーブル領域11iが設けられ、それ以降にn個の区画領域（第1区画~第n区画）1121~112nが設けられている。区画管理テーブル領域11iは各区画の情報（区画情報）が書き込まれる領域である。図20ではn区画（第1~第n区画）に分けた場合が示されており、区画管理テーブル領域11iに第1~第n区画情報11i1~11inが書き込まれている。各区画情報11i1~11inは、①区画の開始セクタ、②最終セクタ、③区画のセクタ数、④区画内のフォーマット（例えばDOS、UNIX、CD-ROM論理フォーマット等）、⑤書き換え禁止かどうかを示すライト・プロテクト・フラグ等が記録される。尚、後述するように、区画の先頭はBPP（BIOS PARAMETER BLOCK）テーブルが記憶されているから、開始セクタはBPPの位置を示すことになる。

【0008】区画例えば、DOSの区画について説明すると、各区画1121~112nには図21に示すように、①区画内のファイル管理に必要な情報を記述するBPP（BIOS PARAMETER BLOCK）テーブル17aを含む予約セクタと、②ファイルアロケーションテーブル（FAT）やディレクトリを記憶するファイル管理領域17bと、③各種ファイルを格納するファイル領域17cが設けられている。BPPテーブル17aは区画の先頭に設けられ、ディスクのボリューム構造パラメータを記述するので、その内容はISO9293によって標準化されている。このBPPテーブルには、セクタ長（1セクタ当りのバイト数）SS、クラスタ長（1クラスタ当りのセクタ数）SC、FATの数FN（=2）、ルートディレ

クトリのエンタリー数 R D E、論理ボリューム内の全セクタ数 T S、1 F A T 当りのセクタ数、1トラック当りのセクタ数 S P T 等が記述されている。

【0009】ファイル管理領域 17b には、F A T エンタリー部 17b-1、17b-2 とディレクトリエンタリー部 17b-3 が設けられている。各 F A T エンタリー部 17b-1、17b-2 には、二重化された第 1、第 2 の F A T (FILE ALLOCATION TABLE) が記録されている。すなわち、各 F A T エンタリー部は、区画のクラスタ数に等しい数の F A T エンタリーを有し、それぞれ 0000, 0002 ~ MAX, FFF7, FFFF の値を取るようにになっている。0000 はクラスタが未使用であることを意味し、0002 ~ MAX はクラスタが使用中であることを意味し、その値によりファイルの次の格納場所が指示される。また、FFF7 はクラスタを構成するセクタに欠陥があることを意味し、FFFF はファイルの終わりを意味する。ディレクトリエンタリー部 17b-3 における各ディレクトリエンタリーは 32 バイトで構成され、図 22 に示すようにファイル名欄 18a、ファイル名拡張子欄 18b、属性表示欄 18c、予約領域欄 18d、ファイル変更時刻欄 18e、ファイル変更日付欄 18f、ファイルの先頭クラスタ番号欄 18g、ファイルサイズ欄 18h を有している。

【0010】図 23 はファイル名 "F I L E" の格納場所を示すディレクトリエンタリーと F A T エンタリーの説明図であり、ファイル "F I L E" はクラスタ番号 0004H → 0005H → 0006H → 000AH に格納されているものとしている。ファイルの先頭クラスタ番号 "0004" がファイル名 "F I L E" に対応させてディレクトリエンタリーに記憶されている。クラスタ番号 0004 の F A T エンタリーにはファイルの次の格納場所を示すクラスタ番号 "0005" が格納され、クラスタ番号 0005 の F A T エンタリーにはファイルの次の格納場所を示すクラスタ番号 "0006" が格納され、クラスタ番号 0006 の F A T エンタリーにはファイルの最後の格納場所を示すクラスタ番号 "000A" が格納され、クラスタ番号 000A の F A T エンタリーにはファイルの終わりを示す "F F F F" が格納されている。

【0011】図 24 は光ディスクを記録媒体とするパソコンのファイルアクセスの説明図である。光ディスクをディスクドライブに挿入すると、システムが自動的に区画管理テーブル 11i を読み取り、区画 (例えば第 1 区画 112i) の位置を把握する。ついで、区画先頭に記録されている B P B テーブル 17a を読み取り、該 B P B テーブルを参照して F A T 位置、ディレクトリ位置を把握し、F A T 及びディレクトリを用いてファイル領域 17a のファイルへアクセスする。又、システムが動作中に、別の区画のファイルのアクセスが指示されると、ホストシステムは区画管理テーブル 11i を参照して該区画の先頭位置を把握し、同様に区画先頭に記録されている B P B テーブルを読み取り、該 B P B テーブルを参照

して指定された区画のファイルにアクセスする。

【0012】

【発明が解決しようとする課題】光ディスク等大容量の可換記録媒体を使用する場合、該記録媒体中のデータを様々なパソコンで扱いたいという要求がでてくる。かかる要求は例えば、会社で A 社のパソコンを用いて作成した打合せ資料を光ディスクに記録し、該ディスクを自宅に持ち帰って自宅の B 社のパソコンで編集するというような使い方をする場合に生じる。このような使い方が可能になると、光ディスクさえ持っていれば、どこでも該光ディスクに記録されているデータを使用することができるようになり、非常に便利になる。しかし、従来は、光ディスクに記録されているデータを各社のパソコンで共通に利用することができなかった。というのは、光ディスクを扱う論理フォーマットがパソコンメーカーやパソコンの機種によって異なっており、しかも、区画管理テーブルの記録位置が各社、各機種で異なっているためである。このため、A 社のパソコンでフォーマットした部分のデータは B 社のパソコンで扱えなかった。

【0013】図 25 は各社の論理フォーマットの説明図であり、L B N は LOGICAL BLOCK NUMBER の略で論理ブロックアドレスを意味する。A 社の論理フォーマットでは L B N 1 に区画管理テーブル (区画の位置情報) 111a があり、ここに各区画の先頭位置と区画の大きさ等が記述されている。各区画 1121a、1122a の先頭ブロックには B P B テーブルが記録されており、A 社パソコンはディスク挿入時に L B N 1 を自動的に読み取り、区画の先頭位置 (B P B テーブルの位置)、大きさ等を認識する。B 社の論理フォーマットでは L B N 0 に区画管理テーブル (区画の位置情報) 111b があり、ここに区画の先頭位置と区画の大きさ等が記述されている。それぞれの区画 1121b、1122b の先頭ブロックには B P B テーブルがある。B 社パソコンはディスク挿入時に L B N 0 を自動的に読み取り、区画の先頭位置、大きさ等を認識する。C 社の論理フォーマットでは区画管理テーブルがなく、L B N 0 から区画が始まっている。B P B テーブルは区画の先頭ブロック、すなわち、L B N 0 にある。C 社パソコンはディスク挿入時に L B N 0 を自動的に読み取り、区画の大きさ等を認識する。

【0014】A 社のパソコンは A 社の論理フォーマット (区画管理情報、B P B 情報) に従って光ディスクを扱い、区画管理テーブルが L B N 1 に存在するとみなす。このため、A 社パソコンのディスクドライブに B 社の論理フォーマットでフォーマットされているディスクを挿入すると、A 社のパソコンは該光ディスクの L B N 1 に記録されている情報を読み取る。しかし、区画管理テーブルは L B N 1 に書かれていないため、B 社の論理フォーマットの光ディスクよりデータを読み書きすることができない。尚、逆の場合も同様である。以上のよう

テーブルの場所が異なるため、1枚の光ディスクを複数機種で使用することができず、光ディスクに記録されているデータを複数機種で共通に利用することができなかった。以上から本発明の目的は、複数機種で共通に使用することができる可換記録媒体及びその制御方法を提供することである。本発明の別の目的は、データを複数機種で共通に利用することができる可換記録媒体及びその制御方法を提供することである。

【0015】

【課題を解決するための手段】図1は本発明の原理説明図である。11は光ディスク等の可換記録媒体、101は少なくともファイルを記録する第1領域、102は第1領域に記録されているデータ（FAT、ディレクトリ、ファイル）を管理する論理フォーマット情報を複数種記録する第2領域、102₁は第1の論理フォーマット情報、102₂は第2の論理フォーマット情報、・・・102_nは第nの論理フォーマット情報である。AD₁～AD_nはそれぞれ第1領域101内のデータにアクセスするためのに必要なアドレス情報（予約セクタ数、セクタ長等）である。103はコンピュータ機器の機種と論理フォーマット情報格納位置との対応関係を記録する第3領域、104はコンピュータ機器の機種を識別するための機種識別プログラム記憶する第4領域である。

【0016】

【作用】図1(a)に示すように、可換記録媒体11の第2領域102に第1領域101に記録されているデータ（FAT、ディレクトリ、ファイル）を管理する複数種の論理フォーマット情報102₁～102_nを記録する。かかる可換記録媒体が装着されると、コンピュータ機器（パソコン）は第2領域102より自分の機種に応じた論理フォーマット情報を読み取り、以後、該読み取った論理フォーマットに基づいて第1領域101のデータにアクセスする。この場合、各論理フォーマット情報102₁～102_nに第1領域101内のデータをアクセスするために必要なアドレス情報（予約セクタ数、セクタ長）AD₁～AD_nを含ませ、各コンピュータ機器は該アドレス情報を用いて第1領域のデータにアクセスする。このようにすれば、1枚の可換記録媒体を複数種のコンピュータ機器で共通に使用することができ、しかも、該可換記録媒体に記録されているデータを複数種のコンピュータ機器で共通に利用することができる。

【0017】又、図1(b)に示すように、可換記録媒体11の第2領域102に、第1領域101に記録されているデータ（FAT、ディレクトリ、ファイル）を管理する複数種の論理フォーマット情報102₁～102_nを記録し、かつ、可換記録媒体の第3領域103にコンピュータ機器の機種と論理フォーマット情報格納位置との対応関係を記録する。各コンピュータ機器は前記対応関係を参照して自分の論理フォーマット情報が記憶されている位置を認識し、該位置より論理フォーマット情報を

読み取り、該読み取った論理フォーマットに基づいて第1領域101のデータにアクセスする。この場合、コンピュータ機器の機種を識別するための機種識別プログラムを可換記録媒体11の第4領域104に記録しておけば、コンピュータ機器は該機種識別プログラムにより自分の機種を識別し、該識別した機種に応じた論理フォーマット情報が記録されている位置を前記対応関係より求め、該位置より論理フォーマット情報を読み取り、該読み取った論理フォーマットに基づいて第1領域101のデータにアクセスする。このようにすれば、1枚の可換記録媒体を複数種のコンピュータ機器で共通に使用することができ、しかも、該可換記録媒体に記録されているデータを複数種のコンピュータ機器で共通に利用することができる。

【0018】

【実施例】

システムの構成

図2は光ディスクを記録媒体とするシステムの構成図であり、11は光ディスク（例えばパーシャルROM）、21は光ディスクドライブ、31はホストシステム（コンピュータ本体部）、41はデータ入力部（操作部）であり、キーボード41aやマウス41bを有している。51はCRTや液晶ディスプレイ等の表示装置、61はプリンタである。尚、適宜ハードディスク装置やフロッピーディスク装置が設けられる。光ディスク11は複数の区画を備え、例えば書き換え可能なRAM領域に設けられた区画（第1区画）12と再生専用のROM領域に設けられた区画（第2区画）13を有している。

【0019】図3はシステムの電氣的構成図であり、図2と同一部分には同一符号を付している。21は光ディスクドライブ、22はハードディスクドライブ、31はホストシステム、71a～71bはI/Oコントローラ、72はSCSI（Small Computer System Interface: SCSI）バスである。SCSIはコンピュータ本体と外部記憶装置を結ぶインターフェースで、ANSI（American National Standard Institute）で規格が規定されている。SCSIバスは例えば8ビットとパリティビットからなるデータバスと9本の制御バスで構成される。このSCSIバスには最大8台までSCSI装置（ホストコンピュータやディスク・ドライブ・コントローラ等）を接続することができ、それぞれの装置はID（Identifier）と呼ばれる0～7までの認識番号を持つ。図では、I/Oコントローラ71a～71bにID0～ID1が割り当てられ、ホストシステム31にID7が割り当てられている。I/Oコントローラ71a～71bには光ディスクドライブ21、ハードディスクドライブ22がそれぞれ1台接続されているが2台以上のドライブを接続することができる。

【0020】ホストシステム31において、31aは中央処理装置（プロセッサ）、31bはメモリ（主記憶装

置)、31cはDMAコントローラ、31dはホスト・アダプタ、71c~71dはI/Oコントローラで、各部はホストバス31eに接続されている。23はフロッピーディスクドライブであり、I/Oコントローラ71cに接続されている。41は操作部、51は表示装置、61はプリンタであり、それぞれI/Oコントローラ71dに接続されている。ホストシステム31とI/Oコントローラ71a~71b間はSCSIインタフェースで結合され、I/Oコントローラ71a~71bと各ドライブ21、22間は例えばESDIインタフェース(Enhanced Small Device Interface)で結合されている。このシステムでは光ディスクドライブ21、ハードディスクドライブ22をホストバス31eから切離し、ホストバスとは別にSCSIバス72を設け、該SCSIバスに各ドライブ用のI/Oコントローラ71a~71bを接続し、I/Oコントローラ71a、71bによりドライブ21、22を制御するようにしてホストバスの負担を軽減している。

【0021】光ディスクの第1の実施例

・構成

図4は可換記録媒体である光ディスクにおけるアクセス可領域の構成図である。尚、区画は1つしか示していないが、複数の区画を設けることができる。11'は光ディスクのアクセス可領域、101は各社のパソコンでア

$$FAT先頭位置 = BPBテーブル位置 + 予約セクタ数 \cdot セクタ長 / 512$$

により求まる。従って、上式にセクタ長=2048、予約セクタ数=1を代入するとFAT先頭位置=516が得られる。

【0023】第2領域102のLBN1にはB社パソコンに対応するようにB社の区画管理テーブル102bが設けられている。この区画管理テーブル102bにはBPBテーブル102b'の位置情報(LBN=514)が記入され、BPBテーブル102b'には第1領域101の先頭位置(LBN=516)を示すアドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)ADbが含まれている。すなわち、BPBテーブル102b'には図5(b)に示す情報、

セクタ長SS=1024バイト、

クラスタ長SC=4セクタ、

予約セクタ数RS=1セクタ、

FATの数FN=2、

ルートディレクトリのエントリー数RDE=1024、

論理ボリューム内の全セクタ数TS=123631、

メディアディスクリプタ=FA、

1FAT当りのセクタ数=64セクタ

等が記述されている。アドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)を用いると、第1領域101の先頭位置(第1FATの先頭位置)は(1)式より、FAT先頭位置=516が得られる。

アクセスできる共用データ(FAT、ディレクトリ、ファイル)を記憶する共用データ記憶領域(第1領域)、102は第1領域に記録されているデータを管理する論理フォーマット情報を複数種記録する第2領域である。第2領域102のLBN2にはA社パソコンに対応するようにA社の区画管理テーブル102aが設けられている。この区画管理テーブル102aにはBPBテーブル102a'の位置情報(LBN=512)が記入され、BPBテーブル102a'には第1領域101の先頭位置(LBN=516)を示すアドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)ADaが含まれている。

【0022】すなわち、BPBテーブル102a'には図5(a)に示す情報、

セクタ長SS=2048バイト、

クラスタ長SC=2セクタ、

予約セクタ数RS=1セクタ、

FATの数FN=2、

ルートディレクトリのエントリー数RDE=1024、

論理ボリューム内の全セクタ数TS=61816、

メディアディスクリプタ=FA、

1FAT当りのセクタ数=32セクタ

等が記述されている。アドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)を用いると、第1領域101の先頭位置(第1FATの先頭位置)は次式

$$\dots (1)$$

【0024】第2領域102のLBN0にはC社パソコンに対応するようにC社の区画管理テーブル102cが設けられている。この区画管理テーブル102cにはBPBテーブル102c'の位置情報(LBN=515)が記入され、BPB102c'には第1領域101の先頭位置(LBN=516)を示すアドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)ADcが含まれている。すなわち、BPBテーブル102c'には図5(c)に示す情報、

セクタ長SS=512バイト、

クラスタ長SC=8セクタ、

予約セクタ数RS=1セクタ、

FATの数FN=2、

ルートディレクトリのエントリー数RDE=1024、

論理ボリューム内の全セクタ数TS=247261、

メディアディスクリプタ=FA、

1FAT当りのセクタ数=128セクタ

等が記述されている。アドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)を用いると、第1領域101の先頭位置(第1FATの先頭位置)は(1)式より、FAT先頭位置=516が得られる。各パソコンの区画管理テーブル102a~102cはディスク挿入時に各社パソコンが最初に読み込む位置(既知)に予め記録されている。

【0025】・ファイルアクセス制御

それぞれの会社のパソコンがファイルを読む時には、以

下のようにしてファイルアクセスを行なう。

①A社パソコンの場合

光ディスクをA社パソコンの光ディスクドライブ21

(図2, 図3)に挿入すると、A社パソコンのホストシステム31はLBN2に区画管理テーブルが存在していると認識しているから、該LBN2より自動的に区画管理テーブル102aを読み取る。区画管理テーブル102aにはA社のBPPテーブルの位置(LBN512)が記入されているから、ホストシステムはLBN512よりA社のBPPテーブル102a'を読み取る。ついで、BPPテーブル102a'に含まれるアドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)ADaより第1領域101がLBN516から始まることを認識する。以後、ホストシステムはFAT情報及びディレクトリ情報を用いて指示されたファイルを第1領域より読み取り、あるいは第1領域に書き込む。又、システム動作中に、別の区画のファイルアクセスが指示されると、ホストシステムは区画管理情報102aを参照して該区画のBPPテーブルの位置を把握し、該BPPテーブルを参照して指定された区画のファイルにアクセスする。

【0026】②B社パソコンの場合

光ディスクをB社パソコンの光ディスクドライブ21

(図2, 図3)に挿入すると、B社パソコンのホストシステム31はLBN1に区画管理テーブルが存在していると認識しているから、該LBN1より区画管理テーブル102bを読み取る。区画管理テーブル102bにはB社のBPPテーブル記録位置(LBN514)が記入されているから、ホストシステムはLBN514よりB社のBPPテーブル102b'を読み取る。ついで、BPPテーブル102'に含まれるアドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)ADbより第1領域101がLBN516から始まることを認識する。以後、ホストシステムはFAT情報及びディレクトリ情報を用いて指示されたファイルを第1領域より読み取り、あるいは第1領域に書き込む。又、システム動作中に、別の区画のファイルアクセスが指示されると、ホストシステムは区画管理テーブル102bを参照して該区画のBPPテーブルの位置を把握し、該BPPテーブルを参照して指定された区画のファイルにアクセスする。

【0027】③C社パソコンの場合

光ディスクをC社パソコンの光ディスクドライブ21

(図2, 図3)に挿入すると、C社パソコンのホストシステム31はLBN0に区画管理テーブルが存在していると認識しているから、該LBN0より区画管理テーブル102cを読み取る。区画管理テーブル102cにはC社のBPPテーブルの記録位置(LBN515)が記入されているから、ホストシステムLBN515よりC社のBPPテーブル102c'を読み取る。ついで、BPPテーブル102c'に含まれるアドレス情報ADcより第1領域101がLBN516から始まることを認

識する。以後、ホストシステムはFAT情報及びディレクトリ情報を用いて指示されたファイルを第1領域より読み取り、あるいは第1領域に書き込む。又、システム動作中に、別の区画のファイルアクセスが指示されると、ホストシステムは区画管理テーブル102cを参照して該区画のBPPテーブルの位置を把握し、該BPPテーブルを参照して指定された区画のファイルにアクセスする。以上のようにすれば、1枚の光ディスクを複数種のコンピュータ機器で共通に使用することができ、しかも、光ディスクに記録されているデータを複数種のコンピュータ機器で共通に利用することができる。

【0028】・変形例

図4では各社パソコンに対応させて区画管理テーブル102a, 102b, 102cが設けられている場合であるが、図6に示すように、区画管理テーブルが存在しない場合がある(C社の区画管理テーブルが存在しない)。図6において、11'は光ディスクのアクセス可領域、101は各社のパソコンでアクセスできる共用データ(FAT、ディレクトリ、ファイル)を記憶する共用データ記憶領域(第1領域)、102は第1領域に記録されているデータを管理する論理フォーマット情報を複数種記録する第2領域である。第2領域102のLBN1にはA社パソコンに対応するようにA社の区画管理テーブル102aが設けられている。この区画管理テーブル102aにはBPPテーブルの位置情報(LBN=512)が記入され、BPPテーブル102a'には第1領域101の先頭位置(LBN=516)を示すアドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)ADaが含まれている。

【0029】すなわち、BPPテーブル102a'には図7(a)に示す情報、

セクタ長SS=2048バイト、

クラスタ長SC=2セクタ、

予約セクタ数RS=1セクタ、

FATの数FN=2、

ルートディレクトリのエントリー数RDE=1024、

論理ボリューム内の全セクタ数TS=61816、

メディアディスクリプタ=FA、

1FAT当りのセクタ数=32セクタ

等が記述されている。アドレス情報(予約セクタ数、セクタ長)を用いると、第1領域101の先頭位置(第1FATの先頭位置)は(1)式よりFAT先頭位置=516が得られる。

【0030】第2領域102のLBN0にはB社パソコンに対応するようにB社の区画管理テーブル102bが設けられている。この区画管理テーブル102bにはBPPテーブルの位置情報(LBN=515)が記入され、BPPテーブル102b'には第1領域101の先頭位置(LBN=516)を示すアドレス情報ADbが含まれている。すなわち、BPPテーブル102b'に

は図 7 (b) に示す情報、
 セクタ長 $SS = 512$ バイト、
 クラスタ長 $SC = 8$ セクタ、
 予約セクタ数 $RS = 1$ セクタ、
 FAT の数 $FN = 2$ 、
 ルートディレクトリのエントリー数 $RDE = 1024$ 、
 論理ボリューム内の全セクタ数 $TS = 247261$ 、
 メディアディスクリプタ = FA、
 1 FAT 当りのセクタ数 = 128 セクタ
 等が記述されている。アドレス情報 (予約セクタ数、セクタ長) を用いると、第 1 領域 101 の先頭位置 (第 1 FAT の先頭位置) は (1) 式より、FAT 先頭位置 = 516 が得られる。

【0031】第 2 領域 102 の LBN0 には更に C 社のパソコンに対応するように C 社の BPB テーブル 102 c' が設けられ、この BPB テーブル 102 c' には共用データ領域 101 の先頭位置 (LBN = 516) を示すアドレス情報 ADc が含まれている。すなわち、BPB テーブル 102 c' には図 7 (c) に示す情報、
 セクタ長 $SS = 512$ バイト、
 クラスタ長 $SC = 8$ セクタ、
 予約セクタ数 $RS = 516$ セクタ、
 FAT の数 $FN = 2$ 、
 ルートディレクトリのエントリー数 $RDE = 1024$ 、
 論理ボリューム内の全セクタ数 $TS = 247776$ 、
 メディアディスクリプタ = FA、
 1 FAT 当りのセクタ数 = 128 セクタ
 等が記述されている。アドレス情報 (予約セクタ数、セクタ長) を用いると、第 1 領域 101 の先頭位置 (第 1 FAT の先頭位置) は (1) 式より、FAT 先頭位置 = 516 が得られる。

【0032】尚、LBN0 の B 社と C 社の情報はお互いに重ならない位置に設けたから、LBN0 に B 社と C 社の情報を持つことができる。例えば、C 社パソコンは LBN0 の第 0 バイト ~ 第 m バイトに BPB テーブルが記録されているものとみなして該位置から BPB テーブルを読み取り、B 社パソコンは第 n バイト ($n > m$) 以降に区画管理テーブルが記憶されているものとして該位置から区画管理テーブルを読み取る。A 社、B 社のパソコンは図 4 の場合と同様にファイルアクセスを行なうことができる。又、C 社パソコンの場合は、光ディスクを C 社パソコンの光ディスクドライブに挿入すると、ホストシステムは LBN0 に BPB テーブルが存在していると認識しているから、該 LBN0 より BPB テーブル 102 c' を読み取る。ついで、BPB 102 c' に含まれるアドレス情報 ADc より第 1 領域 101 が LBN516 から始まることを認識する。以後、ホストシステムは FAT 情報及びディレクトリ情報を用いて指示されたファイルを第 1 領域より読み取り、あるいは第 1 領域に書き込む。

【0033】光ディスクの第 2 の実施例

・構成

図 8 は可換記録媒体である光ディスクにおけるアクセス可領域の第 2 実施例構成図である。尚、この実施例では後述する機種・論理フォーマット対応テーブルに登録してある機種のコンピュータ機器のみ (1 台に限らない) が光ディスクを利用することができる。11' は光ディスクのアクセス可領域、101 は各社のパソコンでアクセスできる共用データ (FAT、ディレクトリ、ファイル) を記憶する共用データ記憶領域 (第 1 領域)、102 は第 1 領域に記録されているデータを管理する論理フォーマット情報を複数種記録する第 2 領域、103 は機種・論理フォーマット対応テーブル MFT を記録する第 3 領域、104 はコンピュータ機器の機種を識別するための機種識別プログラム MPR を記憶する第 4 領域である。第 1 領域 101 には第 1、第 2 の 2 つの FAT エントリ、ディレクトリエントリ、ファイル領域が設けられ、FAT 情報、ディレクトリ情報、各種ファイルが記憶されている。

【0034】第 2 領域 102 の LBN14 には D 社パソコンに対応するように D 社の BPB テーブル 102 d' が記憶されている。D 社の BPB テーブル 102 d' には図 9 (a) に示すように、
 セクタ長 $SS = 512$ バイト、
 クラスタ長 $SC = 8$ セクタ、
 予約セクタ数 $RS = 25$ セクタ、
 FAT の数 $FN = 2$ 、
 ルートディレクトリのエントリー数 $RDE = 1024$ 、
 論理ボリューム内の全セクタ数 $TS = 246304$ 、
 メディアディスクリプタ = FA、
 1 FAT 当りのセクタ数 = 128 セクタ
 等が記述されている。

【0035】第 2 領域 102 の LBN15 には E 社パソコンに対応するように E 社の BPB テーブル 102 e' が記憶されている。E 社の BPB テーブル 102 e' には図 9 (b) に示すように、
 セクタ長 $SS = 2048$ バイト、
 クラスタ長 $SC = 2$ セクタ、
 予約セクタ数 $RS = 6$ セクタ、
 FAT の数 $FN = 2$ 、
 ルートディレクトリのエントリー数 $RDE = 1024$ 、
 論理ボリューム内の全セクタ数 $TS = 61576$ 、
 メディアディスクリプタ = FA、
 1 FAT 当りのセクタ数 = 32 セクタ
 等が記述されている。

【0036】第 2 領域 102 の LBN17 には F 社パソコンに対応するように F 社の BPB テーブル 102 f' が記憶されている。F 社の BPB テーブル 102 f' には図 9 (c) に示すように、
 セクタ長 $SS = 512$ バイト、

クラスタ長 $SC = 8$ セクタ、
 予約セクタ数 $RS = 22$ セクタ、
 FAT の数 $FN = 2$ 、
 ルートディレクトリのエントリー数 $RDE = 1024$ 、
 論理ボリューム内の全セクタ数 $TS = 246304$ 、
 メディアディスクリプタ $= FA$ 、
 $1 FAT$ 当りのセクタ数 $= 128$ セクタ
 等が記述されている。

【0037】第3領域103に記憶されている機種・論理フォーマット対応テーブル MFT には図10に示すように、パソコンの機種名に論理フォーマット名と BPB テーブルの格納場所が対応付けされている。この機種・論理フォーマット対応テーブルより、D社パソコンの BPB テーブル102d' が $LBN14$ に記録されており、E社パソコンの BPB テーブル102e' が $LBN15$ に記録されており、同様にF社パソコンの BPB テーブル102f' が $LBN17$ に記録されていることが示される。第4領域104にはコンピュータ機器の機種を識別するための機種識別プログラム MPR が記憶されている。光ディスクがディスクドライブに挿入されると、ホストシステムは自動的に機種識別プログラム MPR を読み取り、該機種識別プログラムを実行する。機種識別プログラム MPR はパソコン本体内部の ROM に記録されているパソコンの機種情報（例えば富士通 $FM80$ 、 $NEC PC9801$ 等）を読み取り、ついで、機種・論理フォーマット対応テーブル MFT よりパソコン機種に応じた BPB テーブルの位置を識別するようになっている。尚、全てのパソコンの ROM には機種を識別するための機種情報が必ず記憶されている。

【0038】・各社の論理フォーマットの比較
 図9(a)～図9(c)における各社の BPB テーブル102d'、102e'、102f' を参照すると、 FAT の先頭位置は、 BPB テーブルが存在する LBN に予約セクタを加算したものであるから、以下のように一致する。

D社の FAT 先頭位置： $LBN(14 + 25 \cdot 1) = LBN39$

E社の FAT 先頭位置： $LBN(15 + 6 \cdot 4) = LBN39$

F社の FAT 先頭位置： $LBN(17 + 22 \cdot 1) = LBN39$

尚、E社の FAT 先頭位置を算出するに際して、予約セクタ数6に4を乗算した理由は、E社の1セクタサイズがD、F社のセクタサイズの4倍であるからである。又、 FAT エントリ部の大きさとルートディレクトリエントリの大きさもセクタ $(= 512$ バイト) 換算で計算すると以下のように一致する。尚、1つのルートディレクトリエントリのサイズは図22で説明したように32バイトである。

【0039】① FAT エントリ部の大きさ

D社の FAT の大きさ： $128 \cdot 1 = 128$ ブロック

E社の FAT の大きさ： $32 \cdot 4 = 128$ ブロック

F社の FAT の大きさ： $128 \cdot 1 = 128$ ブロック

② ルートディレクトリエントリ部の大きさ

D社のルートディレクトリエントリ部の大きさ：

$1024 \cdot 32$ (バイト) $\div 512$ (バイト/セクタ) $= 64$ ブロック

E社のルートディレクトリエントリ部の大きさ：

$1024 \cdot 32$ (バイト) $\div 512$ (バイト/セクタ) $= 64$ ブロック

F社のルートディレクトリエントリ部の大きさ：

$1024 \cdot 32$ (バイト) $\div 512$ (バイト/セクタ) $= 64$ ブロック

【0040】更に、各社の論理フォーマットにおける FAT 先頭位置、ルートディレクトリ先頭位置及びファイル領域の先頭位置は図11に示すように一致する。ここで、ルートディレクトリエントリ部の先頭位置は FAT 先頭位置に FAT の大きさ分 (FAT は第1、第2の2つある) を加算した値であり、ファイル領域先頭位置はルートディレクトリエントリ部の先頭位置にルートディレクトリエントリ部の大きさを加算した値である。以上より、D社、E社、F社の各論理フォーマットにより各社パソコンは光ディスク上の FAT やルートディレクトリエントリ及びファイル領域を共通にポインティングすることができる。すなわち、各社のパソコンは各社の論理フォーマットに従って、 $LBN39$ 、 $LBN167$ 以降に記録されている第1、第2 FAT を共通に利用することができ、又、 $LBN359$ 以降に記録されているルートディレクトリを共通に利用することができ、結果的に $LBN359$ 以降のファイル領域に同様にアクセスしてファイルの読み書きが可能となる。

【0041】・ファイルアクセス制御

図12はディスクアクセス時の処理の流れ図であり、点線枠内は機種識別プログラム MPR が実行する部分である。光ディスクをパソコンの光ディスクドライブ21 (図2、図3) に挿入すると (ステップ201)、ホストシステム31のプロセッサ31aは $LBN0$ より機種識別プログラム MPR を読み取って主記憶装置31bに記憶する (202)。しかる後、プロセッサは機種識別プログラム MPR を実行する (ステップ203)。プロセッサは機種識別プログラムに基づいてパソコンの ROM (図示せず) に記録されているパソコンの機種情報を読み取り (ステップ204)、ついで、 $LBN10$ に記録されている機種・論理フォーマット対応テーブル MFT を参照し、読み取った機種名が該テーブルに登録されているか判別する (ステップ205)。登録されていない場合は、表示装置51に「ディスクに登録されていない論理フォーマットです」というメッセージを表示し (ステップ206)、処理を終了して別の光ディスクの挿入を待つ。

【0042】一方、機種名が機種・論理フォーマット対応テーブルMFTに登録されている場合には、該テーブルよりBPBテーブルの位置を読み取る（ステップ207）。例えば、D社パソコンの場合にはBPBテーブル102d'の位置としてLBN14が読み取られ、E社パソコンの場合にはBPBテーブル102e'の位置としてLBN15が読み取られ、F社パソコンの場合にはBPBテーブル102f'の位置としてLBN17が読み取られる。しかる後、所定のBPBテーブルを読み取る（ステップ208）。以後、該BPBテーブル及び第1領域101に記録されているFAT、ルートディレクトリを用いてファイル領域にアクセスして指定されたファイルの読み書きを行う（ステップ209）。以上のようにすれば、機種・論理フォーマット対応テーブルMFTに記憶されている複数のパソコンで1枚の光ディスクを共通に使用することができ、しかも、光ディスクに登録されているデータを共通に利用することができる。

【0043】以上では、機種名が機種・論理フォーマット対応テーブルMFTに登録されていない場合、所定のメッセージを表示し（ステップ206）、しかる後、ファイルアクセス処理を終了したが、機種登録の処理を実行するように構成することもできる。かかる場合には、図13に示すように可換記録媒体の第5領域105に機種・論理フォーマット対応テーブルの登録プログラムCPRを記録しておく。図14は登録プログラムCPRによる登録処理の流れ図である。尚、点線枠内は機種識別プログラムMPRの処理である。図12のステップ206の後で機種を登録するか否かのメッセージを表示装置51に表示する（ステップ210）。このメッセージに

応答して登録不要が入力されるとファイルアクセス処理を終了する（ステップ211）。しかし、登録要が入力されると登録プログラムCPRを光ディスクより読み取り、該登録プログラムを起動する（ステップ212）。【0044】以後、プロセッサ31aは登録プログラムCPRに基づいて入力案内メッセージを順次表示装置51に表示し（ステップ301）、ユーザは該案内メッセージに従って機種名（G社のパソコンとする）や論理フォーマット名、BPB情報を入力する（ステップ302）。尚、予約セクタ数はシステム側で決定する。ついで、G社の論理フォーマット情報に基づいてFATエン

コンは光ディスクを利用することができるようになる。

【0045】・変形例

①第1変形例

以上では、論理フォーマット情報としてBPBテーブルのみを記録した場合であるが、論理フォーマット情報として区画管理テーブルとBPBテーブルの両方を記録するように構成することもできる。図15は論理フォーマット情報として区画管理テーブルとBPBテーブルの両方を光ディスクに記録する場合の光ディスクの構成図であり、複数の区画（第1、第2区画・・・）を備えている。11'は光ディスクのアクセス可領域、101i、101j・・・は第1、第2区画・・・の共用データ

（FAT、ディレクトリ、ファイル）を記憶する第1領域、102は第1領域101i、101j・・・に記録されているデータを管理する論理フォーマット情報を記録する第2領域、103は機種・論理フォーマット対応テーブルMFTを記録する第3領域、104はコンピュータ機器の機種を識別するための機種識別プログラムMPRを記憶する第4領域である。

【0046】第1領域101i、101j・・・にはそれぞれ第1、第2区画・・・のFATエン

トリ（FAT1、FAT2）、ディレクトリエン

トリ、ファイル領域が設けられ、第1、第2FAT情報、ディレクトリ情報、各種ファイルが記憶されている。第2領域102には各社の区画管理テーブル102d、102e、102fと各社の第1、第2区画のBPBテーブル102d'、102e'、102f'；102d''、102e''、102f''が記憶されている。区画管理テーブル102d～102fには図20で示すように各区画の開始セクタ（BPBテーブル位置）が含まれている。第1、第2区画のBPBテーブル102d'～102f'、102d''～102f''は第1、第2区画の開始に設けられている。尚、第1区画のBPBテーブル102d'～102f'の内容は図9と同じである。

【0047】第3領域103には機種・論理フォーマット対応テーブルMFT'が記憶されている。機種・論理フォーマット対応テーブルMFT'には図16に示すように、パソコンの機種名に論理フォーマット名と区画管理テーブルの格納場所が対応付けされており、D社パソコンの区画管理テーブル102dはLBN11に記録されていることが、E社パソコンの区画管理テーブル102eはLBN12に記録されていることが、F社パソコンの区画管理テーブル102fはLBN13に記録されていることが示される。

【0048】光ディスクをパソコンの光ディスクドライブ21（図2、図3）に挿入すると、ホストシステム31のプロセッサ31aはLBN0より機種識別プログラムMPRを読み取って主記憶装置31bに記憶する。しかる後、プロセッサは機種識別プログラムMPRを実行する。プロセッサは機種識別プログラムに基づいてパソ

コンのROMに記録されているパソコンの機種情報を読み取り、ついで、LBN10に記録されている機種・論理フォーマット対応テーブルMFT'を参照し、読み取った機種名が該テーブルに登録されているか判別する。登録されていない場合は、表示装置51に「ディスクに登録されていない論理フォーマットです」というメッセージを表示し、処理を終了して別の光ディスクの挿入を待つ。一方、機種名が機種・論理フォーマット対応テーブルMFTに登録されている場合には、該テーブルより区画管理テーブルの位置を読み取る。しかる後、区画管理テーブルより第1区画のBPBテーブルの位置を読み取り、以後、該BPBテーブル及び第1領域101に記録されているFAT、ルートディレクトリを用いてファイル領域にアクセスして指定されたファイルの読み書きを行う。

【0049】②第2変形例

以上では、光ディスクに機種識別プログラムを格納し、該プログラムを実行してパソコンの機種を識別する場合について説明したが、パソコン自身が機種を識別する機能を備えている場合にはかかるプログラムを光ディスクに記録しておく必要はない。

③第3変形例

又、以上では光ディスクに本発明を適用した場合について説明したが、本発明は光ディスクに限るものではなく、ICメモリ、フロッピーディスク等の持ち運び交換可能な記憶媒体に適用できるものである。以上、本発明を実施例により説明したが、本発明は請求の範囲に記載した本発明の主旨に従い種々の変形が可能であり、本発明はこれらを排除するものではない。

【0050】

【発明の効果】以上本発明によれば、共通データ(FAT、ディレクトリ、ファイル)を管理する複数種の論理フォーマット情報を可換記録媒体に記録するように構成したから、各コンピュータ機器は自分の機種に応じた論理フォーマット情報を読み取り、以後、該読み取った論理フォーマットに基づいて共通データにアクセスでき、この結果、1枚の可換記録媒体を複数種のコンピュータ機器で共通に使用することができ、しかも、該可換記録媒体に記録されている共通データを複数種のコンピュータ機器で共通に利用することができる。

【0051】又、本発明によれば、共通データ(FAT、ディレクトリ、ファイル)を管理する複数種の論理フォーマット情報を可換記録媒体に記録し、かつ、コンピュータ機器の機種と該機種の論理フォーマット情報を格納する位置との対応関係を可換記録媒体に記録するように構成したから、各コンピュータ機器は該対応関係を参照して自分の論理フォーマット情報が記憶されている位置を認識し、該位置より論理フォーマット情報を読み取り、該読み取った論理フォーマットに基づいて共通デ

ータにアクセスでき、この結果、1枚の可換記録媒体を複数種のコンピュータ機器で共通に使用することができ、しかも、該可換記録媒体に記録されている共通データを複数種のコンピュータ機器で共通に利用することができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の原理説明図である。

【図2】システム構成図である。

【図3】システムの電氣的構成図である。

【図4】本発明の光ディスクの第1実施例構成図である。

【図5】各社BPBテーブルの説明図である。

【図6】第1実施例の変形例説明図である。

【図7】各社BPBテーブルの説明図である。

【図8】本発明の光ディスクの第2実施例構成図である。

【図9】BPBテーブルの説明図である。

【図10】機種・論理フォーマット対応テーブル説明図である。

【図11】各フォーマットでの位置情報説明図である。

【図12】ファイルアクセス時のフロー図である。

【図13】登録機能を備えた光ディスクの構成図である。

【図14】登録処理の流れ図である。

【図15】本発明の第2実施例の変形例説明図である。

【図16】機種・論理フォーマット対応テーブル説明図である。

【図17】ROMディスクの説明図である。

【図18】光磁気ディスクの書き込み・読み取り説明図である。

【図19】光ディスクの構成説明図である。

【図20】アクセス可領域の構成図である。

【図21】区画構造の説明図である。

【図22】ディレクトリ構造説明図である。

【図23】ファイル管理説明図である。

【図24】光ディスクを記録媒体とするパソコンのファイルアクセスの説明図である。

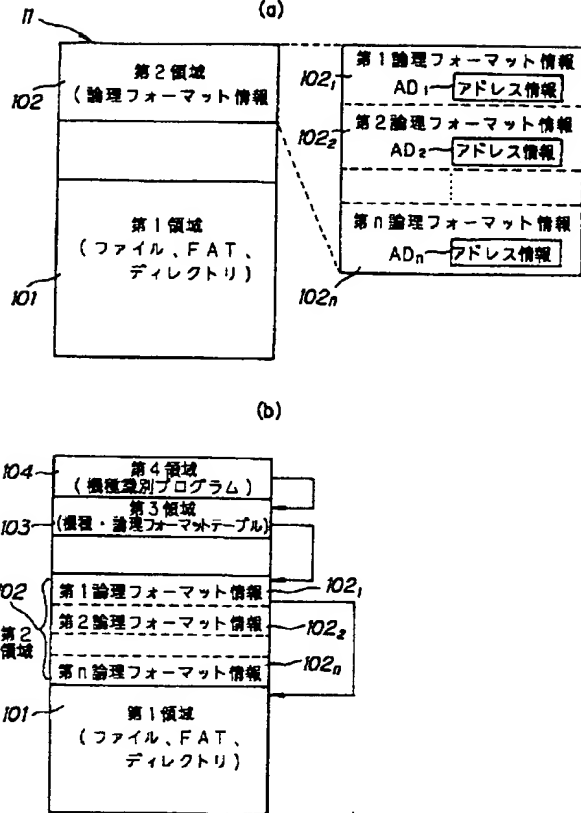
【図25】各社の論理フォーマットの説明図である。

【符号の説明】

- 11・・・光ディスク等の可換記録媒体
- 101・・・ファイル等を記録する第1領域
- 102・・・論理フォーマット情報を複数種記録する第2領域
- 1021・・・第1の論理フォーマット情報
- 1022・・・第2の論理フォーマット情報
- 103・・・機種・論理フォーマット対応テーブルを記録する第3領域
- 104・・・機種識別プログラム記憶する第4領域

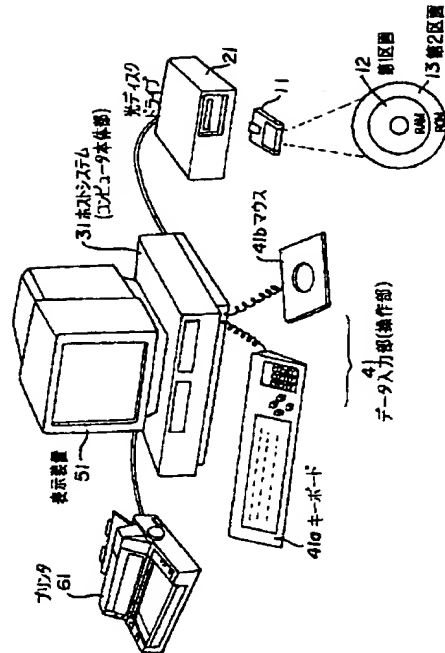
【図1】

本発明の原理説明図



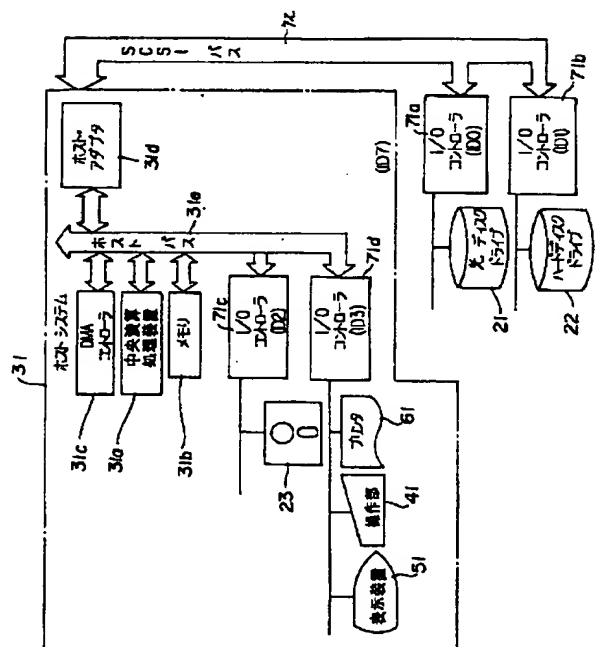
【図2】

システム構成図



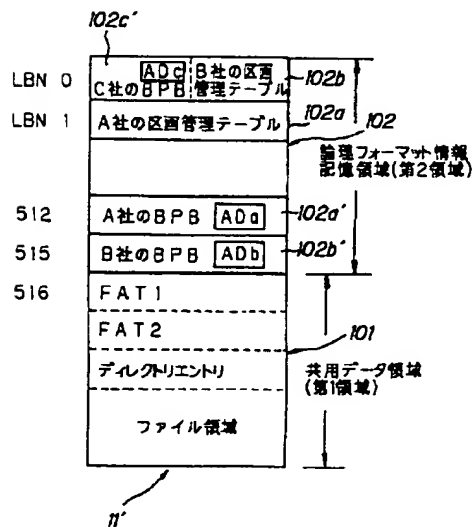
【図3】

システムの電気的構成図



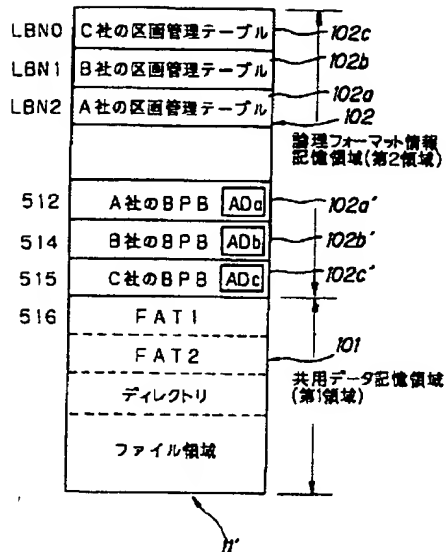
【図6】

第1実施例の変形例説明図



【図 4】

本発明の光ディスクの第1実施例構成図



【図 7】

各社 BPB テーブルの説明図

表 A A社のBPB テーブル (LBN 512)

セクタ長	2048 バイト
クラス長	2 セクタ
予約セクタ数	1 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリ の数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	61816
ファイルシステム	FA
1FAT当たりのセクタ数	32 セクタ

表 B B社のBPB テーブル (LBN 515)

セクタ長	512 バイト
クラス長	8 セクタ
予約セクタ数	1 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリ の数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	247261
ファイルシステム	FA
1FAT当たりのセクタ数	128 セクタ

表 C C社のBPB テーブル (LBN 0)

セクタ長	512 バイト
クラス長	8 セクタ
予約セクタ数	518 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリ の数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	247776
ファイルシステム	FA
1FAT当たりのセクタ数	128 セクタ

【図 5】

各社 BPB テーブルの説明図

A社のBPB テーブル (LBN 512)

セクタ長	2048 バイト
クラス長	2 セクタ
予約セクタ数	1 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリ の数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	61816
ファイルシステム	FA
1FAT当たりのセクタ数	32 セクタ

B社のBPB テーブル (LBN 514)

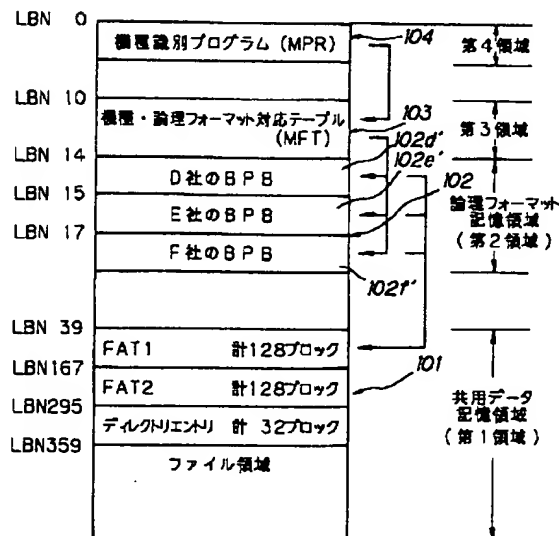
セクタ長	1024 バイト
クラス長	4 セクタ
予約セクタ数	1 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリ の数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	247776
ファイルシステム	FA
1FAT当たりのセクタ数	64 セクタ

C社のBPB テーブル (LBN 515)

セクタ長	512 バイト
クラス長	8 セクタ
予約セクタ数	1 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリ の数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	247261
ファイルシステム	FA
1FAT当たりのセクタ数	128 セクタ

【図 8】

本発明の光ディスクの第2実施例構成図



【図9】

BPBテーブルの説明図

(a)

D社のBPBテーブル (LBN 14)

セクタ長	512 バイト
クラス長	8 セクタ
予約セクタ数	25 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリの数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	246304
メディアディスクタイプ	FA
1FAT当たりのセクタ数	128 セクタ

~102d'

(b)

E社のBPBテーブル (LBN 15)

セクタ長	2048 バイト
クラス長	2 セクタ
予約セクタ数	6 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリの数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	61576
メディアディスクタイプ	FA
1FAT当たりのセクタ数	32 セクタ

~102e'

(c)

F社のBPBテーブル (LBN 17)

セクタ長	512 バイト
クラス長	8 セクタ
予約セクタ数	22 セクタ
FAT の数	2
ルートディレクトリエントリの数	1024
論理ボリューム内のセクタ総数	246304
メディアディスクタイプ	FA
1FAT当たりのセクタ数	128 セクタ

~102f'

【図11】

各フォーマットでの位置情報説明図

フォーマット	FAT先頭位置	ルートディレクトリエントリ 先頭位置	ファイル領域先頭
D社	LBN 39	$LBN\ 295 = 39 + (2 \times 128)$	$LBN\ 359 = 295 + 64$
E社	LBN 39	$LBN\ 295 = 39 + (2 \times 128)$	$LBN\ 359 = 295 + 64$
F社	LBN 39	$LBN\ 295 = 39 + (2 \times 128)$	$LBN\ 359 = 295 + 64$

【図16】

機種・論理フォーマット対応テーブル説明図

機種名	論理フォーマット名	区画管理テーブルの位置
D社パソコン	D社フォーマット	LBN 11
E社パソコン	E社フォーマット	LBN 12
F社パソコン	F社フォーマット	LBN 13

MFT'

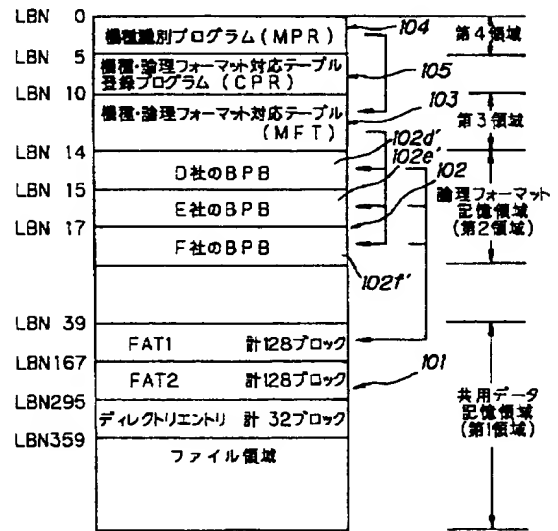
【図10】

機種・論理フォーマット対応テーブル説明図

機種名	論理フォーマット名	BPB テーブルの場所
D社パソコン	D社フォーマット	LBN 14
E社パソコン	E社フォーマット	LBN 15
F社パソコン	F社フォーマット	LBN 17

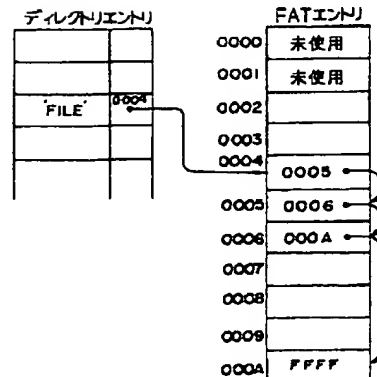
【図13】

登録機能を備えた光ディスクの構成図



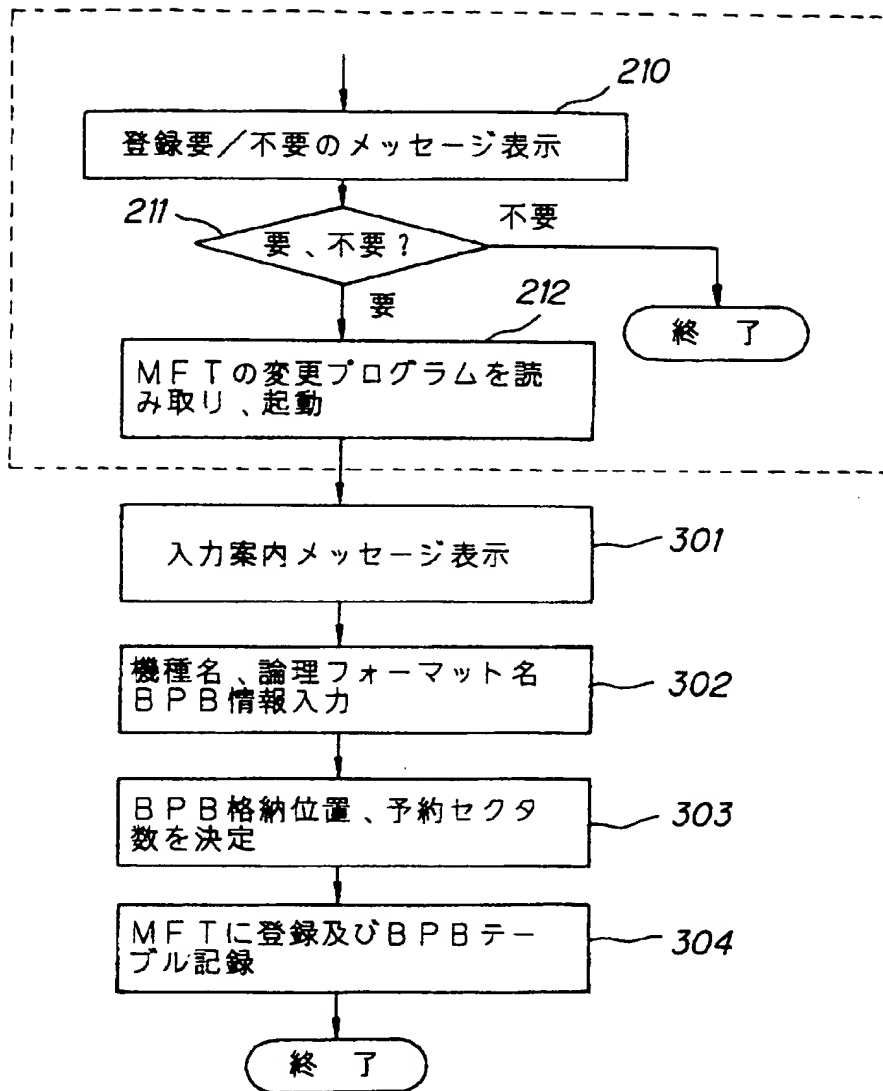
【図23】

ファイル管理説明図



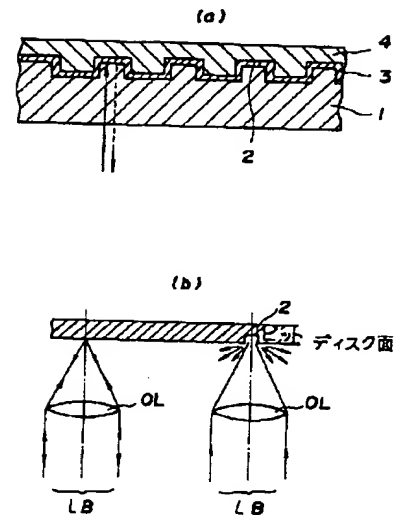
【図14】

登録処理の流れ図



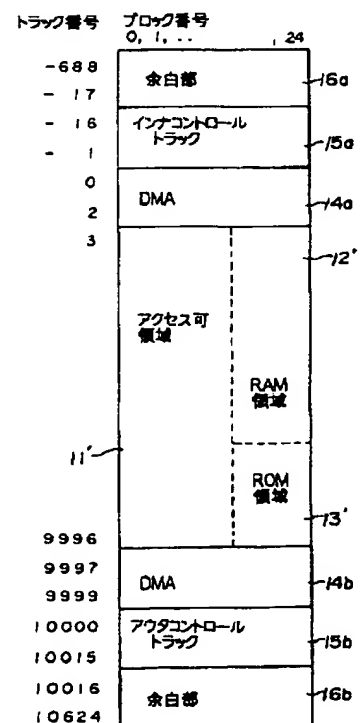
【図17】

ROMディスクの説明図



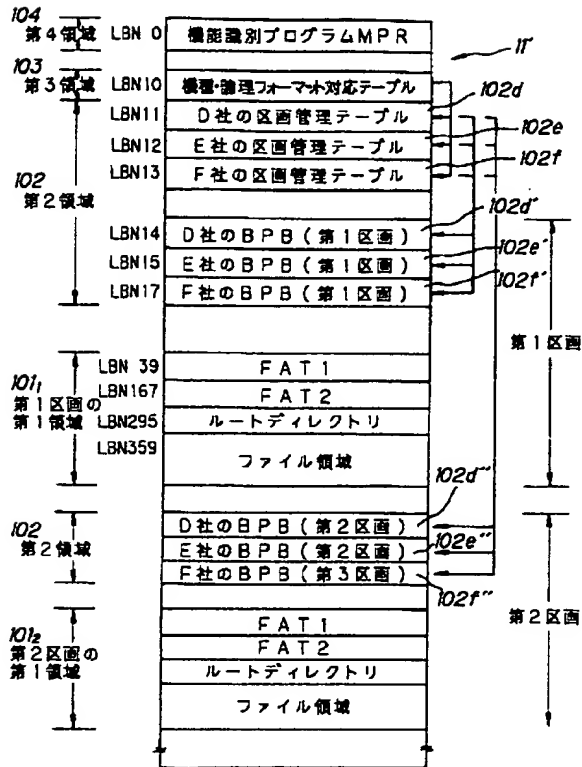
【図19】

光ディスクの構成説明図



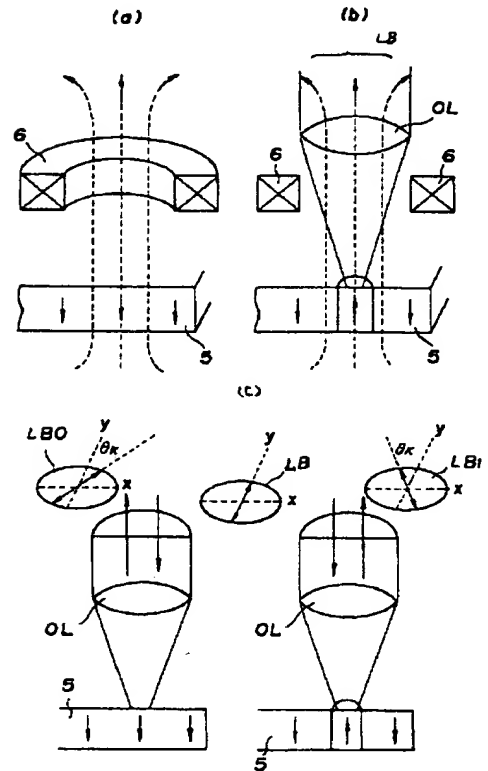
【図15】

本発明の第2実施例の変形例説明図



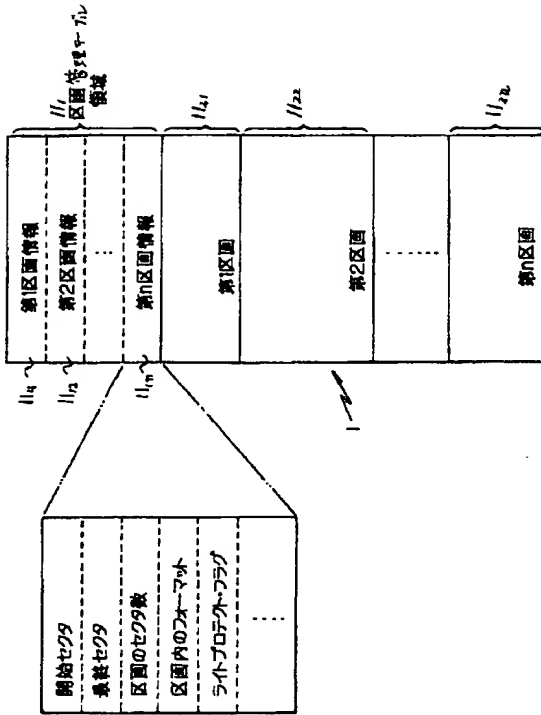
【図18】

光磁気ディスクの書き込み・読み取り説明図



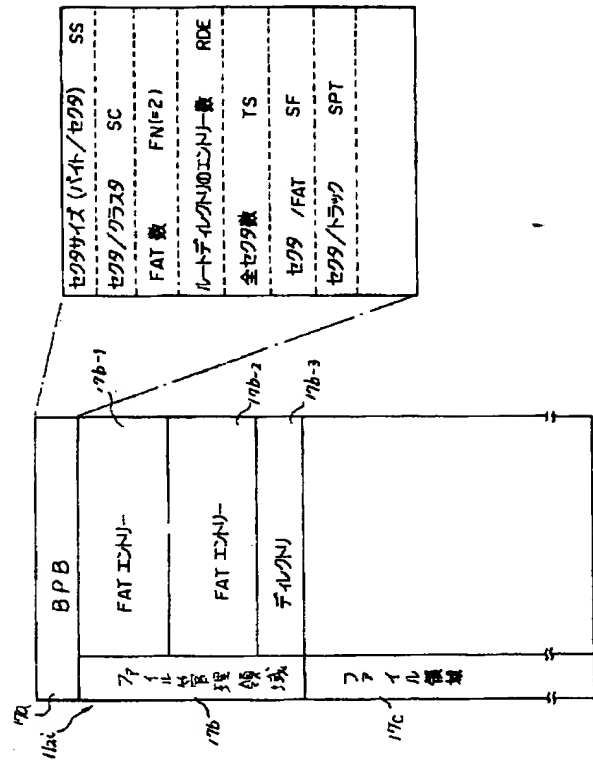
【図 20】

アクセス可能領域の構成図



【図 21】

区画構造の説明図



【図 25】

各社の論理フォーマット説明図

